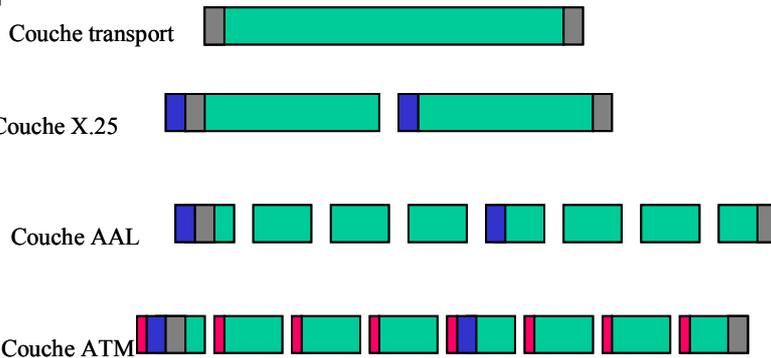


Chapitre 5 - Exercice 1 (voir énoncé page 100 du livre)

[a]



[b] Oui il existe un certain nombre de duplications, entre ATM et X.25, le circuit virtuel ouvert pour faire passer les paquets X.25 a des propriétés similaires au circuit virtuel ouvert pour transporter les cellules ATM. Ici, le circuit virtuel est très simple, il fait correspondre un nœud d'entrée à un nœud de sortie, les paquets X.25 pour aller de ce nœud d'entrée au nœud de sortie emprunte un tuyau qui n'est pas autre chose que le circuit virtuel ATM sur lequel sont transportées les cellules ATM qui contiennent les paquets X.25.

De même, entre X.25 et la classe 4 de la couche transport, on peut trouver des redondances. Il y a dans les deux cas une détection des paquets perdus et une demande de reprise (qui ne se fait pas de la même façon).

[c] Cette redondance de fonctions peut apporter une meilleure qualité de certains services mais pas de tous les services. Par exemple, une duplication de la détection et de la reprise sur erreurs peut mener à un taux d'erreur extrêmement bas. Ainsi, la couche AAL peut effectuer une retransmission de même que la classe 4 du niveau message.

[d] Un circuit de 2000 km de long demande un temps de 10 ms de propagation. Avec une capacité de 2,5 Gbit/s, ce délai représente 25 Mbit en cours de propagation. Comme une cellule ATM a une longueur de 424 bits, il y a 58962 cellules en cours de propagation.

[e] Il faut pouvoir numéroté les cellules pour qu'il n'y en ait pas deux avec la même valeur et il faut pouvoir associer des numéros jusqu'à la réception des acquittements, c'est-à-dire correspondant au temps aller retour. Pour cela, il faut une fenêtre dont la taille est au moins égale à $2 \times 58962 = 117924$.

[f] Lorsque des trames erronées se présentent, il faut pouvoir continuer à transmettre de nouvelles trames même après avoir retransmis la trame en erreur. En effet, la trame en erreur ne pouvant être acquittée positivement qu'une fois bien reçue, pendant sa retransmission il faut pouvoir continuer à transmettre de nouvelles trames sans que l'émetteur n'ait à s'arrêter bloqué par la taille de la fenêtre. Il faut donc pouvoir émettre de nouvelles trames pendant le temps de deux allers retours. Ce cas n'est exact que s'il n'y a qu'une seule trame en erreur ou si la procédure de ligne permet de demander des retransmissions en parallèle. Si deux trames successives sont erronées et que la seconde doit attendre l'acquiescement de la première, la fenêtre doit encore être augmentée d'un aller retour, etc.

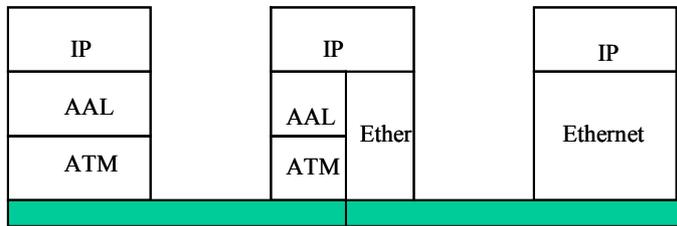
[g] La taille totale de la fenêtre étant de 235 848, il faut trouver la puissance de 2 qui permet d'atteindre cette valeur. Nous avons $2^{17} = 131\,072 < 235\,848 < 2^{18} = 262\,144$. Il faut donc 18 bits pour coder la valeur minimale de la fenêtre. Cette valeur n'est pas compatible avec la structure de la trame ATM puisqu'il faudrait un champ de 18 bits pour la numérotation des cellules.

[h] Si l'on détecte les erreurs et que l'on effectue des retransmissions, le temps de traversée du réseau ne peut plus être limité. Il suffit qu'une trame soit plusieurs fois de suite erronée pour que le temps de transfert dépasse la limite admissible.

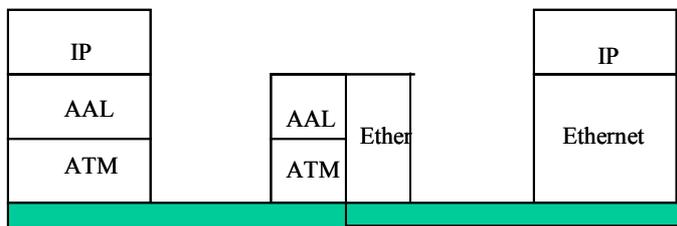
Chapitre 5 - Exercice 2 (voir énoncé page 100 du livre)

[a]

La passerelle est un routeur.



La passerelle est un LSR (Label Switch Router).



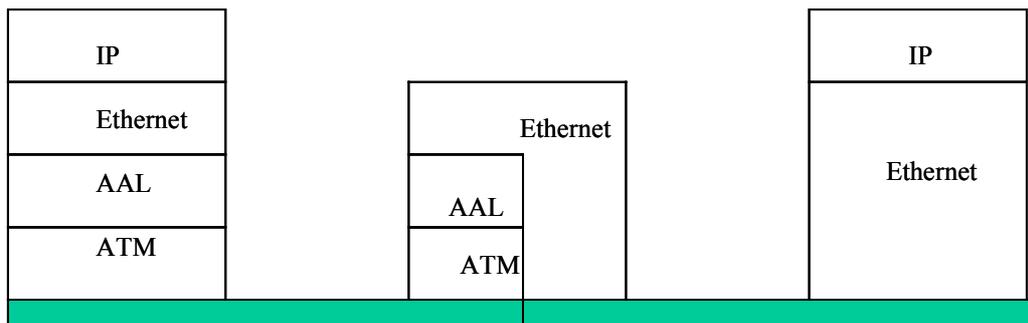
[b] Si l'on suit le schéma de la première figure précédente, il n'est pas possible d'ouvrir un circuit virtuel de bout en bout puisqu'il faut repasser par la couche IP dans la passerelle intermédiaire.

En revanche, si le schéma choisi correspond à la deuxième figure représentant une architecture MPLS, la réponse est oui, on peut ouvrir un circuit virtuel de bout en bout même si le nom de circuit virtuel n'est pas exactement celui qui doit être employé (le mot route est en général utilisé).

[c] Ce sont les deux cas que nous venons de décrire ; dans le premier cas, la passerelle est un routeur. Dans le second, c'est un commutateur de type MPLS.

[d] Entre A et le réseau Ethernet, il faut ajouter un réseau Ethernet. Il faut donc encapsuler le paquet IP dans une trame Ethernet. Trois possibilités peuvent être identifiées : 1- décapsuler la trame Ethernet dans le premier nœud du réseau ATM qui lui-même réencapsule le paquet IP dans des cellules ATM, 2- encapsuler directement la trame Ethernet dans des cellules ATM, 3- utiliser le protocole MPLS et donc commuter la trame Ethernet vers des cellules ATM (dans ce dernier cas, il y a également décapsulation du paquet IP de la trame Ethernet, mais le paquet IP n'est pas examiné, il est immédiatement remis dans des cellules ATM).

[e] Le schéma en couches de la passerelle dépend de la solution choisie à l'entrée du réseau. Le premier cas de figure donne naissance à une architecture de la passerelle que nous avons décrite dans la première figure de la première question. Le troisième cas donne naissance à une architecture comme la seconde figure de la première question. Enfin le deuxième cas exprime une architecture comme celle décrite dans la figure suivante.



Chapitre 5 - Exercice 3 (voir énoncé page 101 du livre)

[a]

Passerelle A, puis passerelle D, puis passerelle E.

| | |
|-----|----------|
| IP | |
| AAL | Ethernet |
| ATM | |

| | |
|-----|---------|
| IP | |
| AAL | PPP |
| ATM | Circuit |

| | |
|-----|-----|
| IP | |
| AAL | XXX |
| ATM | |

[b] La communication se fait effectivement par la passerelle décrite précédemment. Le paquet IP est mis dans une trame Ethernet dans le PC a et cette trame est transportée dans le réseau Ethernet jusqu'à la passerelle A. Dans la passerelle A, la trame Ethernet est décapsulée puis réencapsulée dans des cellules ATM. La réponse aurait pu être négative si le schéma de la passerelle A montrait une encapsulation de la trame Ethernet dans les cellules ATM. Dans ce cas, il aurait fallu dans le PC g qu'une décapsulation de la trame Ethernet ait lieu (celui-ci possède une carte ATM). On dit que le PC effectue une émulation Ethernet et il a donc besoin d'un logiciel qui donne l'impression à l'utilisateur qu'il est connecté sur Ethernet et non sur un réseau ATM.

[c] La passerelle I possède l'architecture suivante :

| | |
|----------|----------|
| IP | |
| Ethernet | Ethernet |

La distance entre b et c est limitée puisque les deux réseaux Ethernet sont partagés. La distance dépend de la vitesse des réseaux Ethernet (cf. chapitre 14).

[d] La passerelle H est exactement la même que celle de la question précédente. (La différence provient de la non-diffusion des trames à l'intérieur du réseau et à une distance non limitée entre les équipements d'un réseau commuté).

[e] Oui si le réseau global est de type Internet, la communication se fait par des routeurs IP intermédiaires. La communication ne sera pas possible si une encapsulation a été effectuée sur le chemin et n'a pas donné lieu à une décapsulation. Dans ce cas, le PC terminal doit posséder le logiciel (ou le matériel) pour effectuer cette décapsulation.

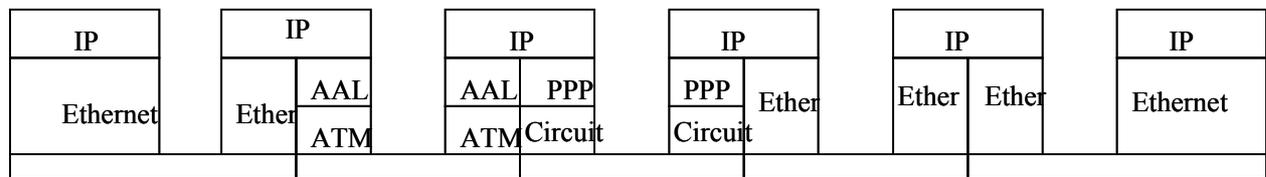
[f] Même réponse que la question précédente.

[g-1] Oui, le réseau Ethernet peut faire partie d'un réseau MPLS. Il faut pour cela que les équipements Ethernet puissent traiter un champ spécifique dans lequel se trouve la référence (ce champ s'appelle la « shim address »).

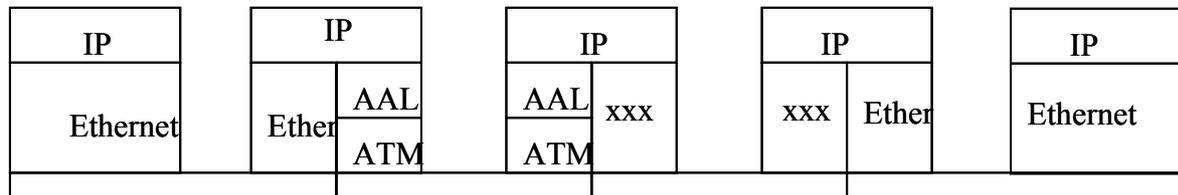
[g-2] Le réseau à commutation de circuits est considéré comme un réseau commuté s'il peut transporter des trames dans lesquelles se trouve une référence. (Le protocole MPLS permet de rajouter à tous les types de trame un champ dans lequel se trouve une référence.)

[g-3] Oui, le réseau TCP/IP peut également être considéré comme un réseau commuté puisque les paquets IP doivent être encapsulés dans des trames pour être acheminés sur un support physique. Comme dans la question précédente, soit la trame possède en elle-même une référence, soit le protocole MPLS ajoute un champ spécifique contenant une référence.

[h] On revient au cas où les passerelles sont des routeurs IP. Dans MPLS, il faudrait enlever la couche IP dans toutes les passerelles intermédiaires.



[i]



[j] Oui, si toutes les passerelles sont des routeurs IP. Il est possible que le routage puisse faire transiter des paquets IP entre les PC a et h.

[k] On revient au cas MPLS puisque la passerelle A est un commutateur. L'architecture est celle décrite à la seconde figure de la question a de l'exercice 2 de ce chapitre. Dans MPLS, il faut ouvrir des circuits virtuels qui transportent des paquets IP. Étant donné l'adresse IP du destinataire, le premier nœud du réseau doit être capable de faire la correspondance entre l'adresse IP du destinataire et une référence d'entrée dans le réseau. Une fois cette référence acquise, le paquet IP est encapsulé dans des trames qui sont commutées sur le circuit virtuel jusqu'à la sortie. Il n'y a donc pas de correspondance d'adresse directe avec l'adresse ATM de sortie. Les correspondances d'adresse ont été résolues par le niveau de signalisation de MPLS, pris en charge par le protocole LDP (Label Distribution Protocol). Dans ce protocole les paquets de contrôle IP sont routés comme dans l'Internet classique par la couche IP qui se trouve dans les nœuds (les LSR). À chaque passage dans un sous-réseau, il doit effectivement y avoir une résolution de correspondance entre l'adresse IP du prochain routeur et l'adresse de ce prochain routeur dans le protocole utilisé dans le sous-réseau. Par exemple, si le réseau est un réseau ATM, il faut trouver l'adresse ATM du nœud de sortie ou éventuellement du PC destinataire qui y est raccordé.

[l] Si le réseau utilise des routeurs IP de bout en bout, il est aujourd'hui très difficile d'obtenir une qualité de service puisque l'on ne sait pas a priori les routeurs et les sous-réseaux par lesquels vont transiter les paquets. Il faudrait implanter dans tous les routeurs des algorithmes de contrôle de la qualité de service. Si le protocole

MPLS est utilisé avec des réseaux commutés permettant d'y associer des algorithmes de qualité de service, dans ce cas, il est possible d'obtenir une qualité de service de bout en bout.

Chapitre 6 - Exercice 1 (voir énoncé page 124 du livre)

[a] Le réseau ATM est en commutation pour l'acheminement des cellules puisque le protocole ATM se fonde sur la commutation. Cependant, il pourrait très bien fonctionner dans un mode sans connexion. Cette solution n'a que très peu d'intérêt puisque l'existence d'une signalisation pour ouvrir le circuit virtuel entraîne simplement le mode avec connexion.

Pour avoir un routeur ATM, il faudrait doter la cellule ATM d'un champ portant l'adresse complète du récepteur et de l'émetteur, ce qui n'est pas pensable pour une structure de trame aussi petite que celle utilisée dans l'architecture ATM.

[b] Le protocole ATM utilise un mode avec connexion pour qu'il y ait une négociation de qualité de service entre l'émetteur et le récepteur. On pourrait éventuellement réaliser un réseau ATM dans un mode sans connexion. Dans ce dernier cas, on perdrait en partie tout le travail effectué par la signalisation d'ouverture du circuit virtuel.

[c] Dans le réseau examiné, si les nœuds sont des routeurs, cela indique que l'on remonte au niveau IP dans chaque nœud. La table de commutation est en général plus petite que la table de routage puisqu'il n'y a que les circuits virtuels ouverts qui sont répertoriés, c'est-à-dire les communications actives. Dans le cas d'utilisation de routeurs, il doit y avoir le moyen de router les paquets contenant l'ensemble de toutes les destinations possibles du réseau. Il peut y avoir des cas très particuliers dans lesquels la table de routage peut être plus petite que la table de communication. Il suffit d'envisager un réseau dans lequel il n'y a que deux clients. La table de routage n'a donc que deux lignes. La table de commutation est plus grande si les deux utilisateurs ont ouverts plus de deux circuits virtuels entre eux.

[d] L'hypothèse que les paquets soient petits implique que le temps d'émission sur la ligne est négligeable par rapport au temps de transit. Si la fenêtre est de 5, on envoie 5 paquets puis on attend 2 secondes dans un cas et 3 secondes dans le second cas pour transmettre les 5 paquets suivants. Donc les 10 paquets en commuté arrivent après 3 secondes lorsque le circuit virtuel est ouvert. Pour ouvrir le circuit virtuel, il faut un aller retour, c'est-à-dire 2 secondes. Donc au total, en commutation, il faut 5 secondes. Comme il n'y a pas besoin de signalisation dans une technique routage, les paquets arrivent en 4,5 secondes (un aller retour et l'envoi des cinq derniers paquets). Le routage donne donc un meilleur résultat en comparaison du cas commuté.

[e] Si la fenêtre est de 3, dans le cas commuté il faut 2 secondes pour obtenir les acquittements. Comme il faut trois groupes de trois plus l'envoi du dernier paquet, il faut 7 secondes au total. La signalisation prenant 2 secondes, on obtient un total de 9 secondes. Pour le routage, il faut 3 secondes pour obtenir les acquittements depuis l'émission du paquet, c'est à dire 10,5 secondes au total pour acheminer les 10 paquets. La technique routée est dans ce cas moins bonne que la solution commutée.

On en déduit que plus le flot est long et plus la fenêtre est petite alors plus la technique commutée donne de bons résultats. Au contraire, plus le flot est court et plus la fenêtre est grande alors plus la technique routage s'impose.

[f] Si la fenêtre est de 2, comme il y a quatre liaisons à franchir, il faut $4 \times 0,5 + 0,25$ pour que les dix paquets franchissent la première liaison en commutation, c'est-à-dire 2,25 s. Les deux derniers paquets du flot transitent sur les 3 dernières liaisons sans attendre ; donc, le temps total de transit des dix paquets est de 3 secondes. Il faut ajouter 2 secondes pour la signalisation (un aller retour). Au total 5 secondes pour le transport des 10 paquets. En routage, il faut au total :

$4 \times 0,75 + 0,375 + 3 \times 0,375 = 4,5$ secondes. Le résultat est identique à celui de la question d.

Chapitre 6 - Exercice 2 (voir énoncé page 125 du livre)

[a] Si l'utilisateur veut être sûr que tous ses paquets de données soient pris en compte, il doit opter pour un leaky-bucket qui traite le débit crête, c'est-à-dire 2 Mbit/s. Supposons que les 48 octets de données soient utilisés, par une procédure AAL5 par exemple, en négligeant la partie supervision du paquet AAL. Pour cette longueur de 384 bits transportés dans chaque cellule, le nombre de paquets ATM à émettre toutes les secondes est de : $2\,000\,000/384 = 5208,3$ ce qui donne une cellule ATM toutes les 192µs.

Dans le cas de paquets IPv6, la zone de données peut être estimée à 1 440 octets disponible pour les données utilisateur. Le nombre de paquets qui doit être transporté toutes les secondes vaut : $2\,000\,000/11520 = 173,6$, ce qui donne $T = 5,76$ ms.

[b] Non, cela ne change pas le problème de façon intrinsèque. Le débit crête définit toujours la valeur de T pour être sûr de ne perdre aucun paquet. La synchronisation est bien prise en compte dans ce cas, puisqu'il n'y a pas d'attente à l'émetteur, un jeton étant obligatoirement présent à l'arrivée d'un paquet de données.

[c] De nouveau, il faut utiliser le débit crête puisque c'est la seule solution pour ne pas perdre de paquets lorsque le débit atteint le débit crête. On trouve $T = 384$ μ s et $T = 11,52$ ms.

[d] En ATM, la couche AAL peut prendre en charge la détection et la retransmission des paquets en erreurs (paquet de niveau AAL). La détection s'effectue soit sur un champ ajouté au paquet AAL, cas de l'AAL 5, soit par une zone de 10 bits ajoutée dans chaque champ de données des cellules ATM. Dans ce dernier cas, lorsqu'une cellule est détruite à la suite de la découverte d'une erreur, c'est le paquet AAL qui est retransmis. Dans le paquet IPv6, il est possible d'ajouter un champ optionnel qui permet de détecter les erreurs et qui induit une destruction du paquet si nécessaire. La retransmission s'effectue au niveau du segment TCP qui ne reçoit pas d'acquittement puisque le paquet IP correspondant a été perdu.

[e] Oui, les flots peuvent éventuellement être séparés et donc être traités différemment. Un contrôle par une technique de leaky-bucket est envisageable sur chaque flot.

[f] Puisque les jetons sont gardés, il est possible de faire passer un flot moyen et non plus un débit crête. La différence provient, bien sûr, d'une régularité beaucoup moins bonne puisqu'un paquet peut attendre un jeton un temps qui dépend des crêtes de trafic. Il faut donc resynchroniser le flot à la sortie. Pour un environnement ATM, on trouve $T = 384$ μ s et $T = 11,52$ ms.

[g] Non, il n'existe pas de différence du point de vue du token-bucket. Si le flux n'est pas compressé, il est isochrone et il n'y a donc aucun problème de synchronisation à l'entrée. Si le flux est compressé, à l'entrée, il peut y avoir attente d'un jeton ou au contraire, les jetons peuvent attendre les paquets. La resynchronisation à la sortie peut provenir soit d'une désynchronisation à l'entrée car un paquet a du attendre un jeton soit d'un temps de traversée du réseau ayant une valeur aléatoire. La resynchronisation s'effectue en mettant en attente les paquets au récepteur jusqu'à un instant correspondant à une resynchronisation.

[h] Si le flux moyen est de 128 Kbit/s, on peut avoir un débit de jetons correspondant à cette valeur de 128 Kbit/s puisqu'il n'y a pas de problème fort de synchronisation. La valeur de T s'obtient comme dans les questions précédentes : $128\,000/384 = 333$ ms pour les trames ATM et $128\,000/11520 = 11,1$ ms. On peut multiplexer d'autres médias en augmentant la cadence des jetons. En effet, comme tous les jetons sont utilisés pour la première applications si l'on veut multiplexer d'autres médias, il faut ajouter des jetons.

[i] Oui, on peut mettre un token-bucket pour chaque flot, avec un débit de jetons correspondant à la valeur moyenne du débit des images I, P et B respectivement.

Chapitre 6 – Exercice 3 (voir énoncé page 125 du livre)

[a] La valeur de la référence CPI/VCI étant sur 28 bits entre deux nœuds du réseau ATM, le nombre de circuits virtuels est de 2^{28} .

[b] Pour effectuer du multipoint au niveau ATM, il faut qu'à une référence d'entrée correspondent plusieurs références de sortie.

[c] Oui, l'ouverture du circuit virtuel ATM peut être effectuée par le plan de signalisation de l'ATM qui gère les adresses ATM.

[d] Les adresses IP n'étant pas hiérarchiques, il faut utiliser une autre solution que l'ouverture des routes par une correspondance géographique. La route est déterminée par des algorithmes de routage de type RIP ou OSPF qui permettent de déterminer les sous-réseaux à traverser pour aller à l'adresse du destinataire.

[e] Une solution est d'utiliser l'environnement IP comme réseau de signalisation. En d'autres termes, l'environnement IP, grâce à l'utilisation des algorithmes de routage classiques dans l'Internet, peuvent permettre de trouver la correspondance d'adresse entre l'adresse IP du destinataire et son adresse ATM. Connaissant l'adresse ATM du destinataire, il suffit d'ouvrir un circuit virtuel avec cette adresse, passant de sous-réseaux en sous-réseaux en utilisant des commutateurs ATM. L'intégration d'un plan de signalisation IP avec des sous-réseaux ATM interconnectés par des commutateurs mène à la solution MPLS. La solution globale MPLS peut être étendue par d'autres techniques de commutation.

Chapitre 7 - Exercice 1 (voir énoncé page 147 du livre)

[a] La bande passante minimale de la station est de :
 $1200 = H \log_2(1+S/B)$. On obtient les valeurs suivantes de H pour un rapport signal sur bruit égale à $S/B = 20, 30, 40$ dB :
 $H = 280$ Hz, $H = 245$ Hz, $H = 230$ Hz. Si la ligne est en full duplex, il faut que la bande passante soit au moins égale à deux fois les valeurs précédentes.

[b] Les quatre phases peuvent être égales respectivement à 0 pour représenter 00, $\pi/2$ pour représenter 01, π pour représenter 10 et $3\pi/2$ pour représenter 11.
La suite 00 10 01 est donc trois signaux sinusoïdaux correspondant aux phases 0, $3\pi/2$ et $\pi/2$.

[c] $(1 - \theta)$ est la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur un bit. Donc la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur 1000 bits est de $(1 - \theta)^{1000} = \chi$ et donc la probabilité qu'il y ait au moins un paquet erroné de 1000 bits s'obtient simplement :
pour $\theta = 10^{-3}$, on obtient $1 - \chi = 0,633$; pour $\theta = 10^{-4}$ on obtient 0,095 et enfin, pour $\theta = 10^{-5}$ on obtient 0,009.

Chapitre 7 - Exercice 2 (voir énoncé page 147 du livre)

[a] La ligne haute vitesse possède un débit utilisable de 95% de 9 600 bit/s, c'est-à-dire 9 120 bit/s. Les lignes basse vitesse étant de 110 bit/s, elles correspondent à un transport de 10 caractères par seconde. Comme le multiplexeur enlève les bits start et stop, cela fait un débit de 10 octets par seconde, c'est-à-dire 80 bit/s. Sur une ligne à 9 120 bits utiles par seconde, cela fait au maximum 114 terminaux.

[b] S'il y a 100 terminaux branchés sur le multiplexeur, cela fait un débit maximal de $100 \times 80 = 8 000$ bit/s et donc une utilisation de $8 000/9 600 = 0,83$.

[c] Pour numériser la voie hi-fi, il faut échantillonner au moins deux fois la largeur de la bande passante, c'est-à-dire à 50 kHz. Si chaque échantillon est codé sur un octet cela fait un débit de $50 000 \times 8 = 400$ kbit/s.

[d] Pour faire transiter 400 kbit/s sur une voie dont le rapport signal sur bruit est de 10, il faut une bande passante de H déterminée par :
 $400 \text{ kbit/s} = H \times \log_2(1+S/B)$. On en déduit : $H = 115$ kHz.

[e] La question précédente montre que pour transporter une voie analogique de 50 kHz, il faut une largeur de bande égale à 115 kHz. La numérisation ne semble pas avantageuse. Cependant, plusieurs fonctionnalités démontrent l'intérêt de cette solution : 1- une compression peut être exercée réduisant le débit numérique, 2- la qualité de la parole hi-fi est excellente et enfin 3- lors du multiplexage, plusieurs paroles peuvent passer sur une voie haute vitesse par un multiplexage temporel. Sinon dans ce dernier cas, il aurait fallu effectuer un multiplexage en fréquence, qui aurait fortement diminué la bande passante disponible.

[f] Il y a 30 échantillons plus 2 octets supplémentaires, c'est-à-dire 32 octets par trame. Pour 10 octets on avait un débit de 400 kbit/s donc on en déduit le débit de la voie haute vitesse : $400 \times 32/10 = 1280$ kbit/s.

[g] Pour 100 km il faut $100/200 000 = 0,5$ ms.

[h] Un octet attend au maximum la transmission de 22 octets sur la voie haute vitesse, c'est-à-dire un temps de : $22 \times 8 / 1280 = 0,1375$ ms = 137,5 μ s. Ce temps n'est pas négligeable par rapport au temps de propagation et doit donc être pris en compte pour le délai de bout en bout.

[i] On peut remplacer le multiplexeur temporel par un multiplexeur statistique si le débit des voies basse vitesse devient variable. A priori, ce n'est pas le cas de notre exemple.

[j] Une trame est composée de $32 \times 8 = 256$ bits. Si $(1 - \theta)$ est la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur un bit, la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur 256 bits est de $(1 - \theta)^{256} = \chi = 0,999744$ et donc la probabilité qu'il y ait au moins une erreur dans un paquet de 256 bits est de : $1 - \chi = 0,356 \cdot 10^{-3}$.

[k] Pour des voies de musique ou de parole, il n'est pas nécessaire d'ajouter une technique de détection et de retransmission sur erreur. Il est même conseillé de ne pas en ajouter puisque le temps mis pour récupérer les erreurs compliquerait la communication.

Chapitre 7 - Exercice 3 (voir énoncé page 148 du livre)

[a] Cette trame doit comprendre deux champs d'un octet correspondant aux deux circuits à 64 Kbit/s et un champ de 2 bits correspondant au canal paquet à 16 Kbit/s.

[b] L'interface RNIS de base comprend donc $8 + 8 + 2 + 6 = 24$ bits toutes les 125 μ s. La vitesse est donc de $24 \times 8\,000 = 192$ kbit/s.

[c] L'interface transporte 31 octets toutes les 125 μ s ce qui correspond à une voie de 1,984 Mbit/s.

[d] Si l'on ajoute l'octet de supervision supplémentaire, l'interface correspond à 32 octets toutes les 125 μ s, c'est-à-dire 2 Mbit/s. Cette valeur a été choisie pour correspondre avec l'infrastructure de communication développée en Europe. (Ce sont les groupes primaires).

[e] Les Américains ont donc un total de 24 octets toutes les 125 μ s, c'est-à-dire 1,526 Mbit/s. Cette valeur correspond aux liaisons T1 développées par les Américains.

[f] On peut envisager d'effectuer un multiplexage statistique s'il n'y a pas que des flots constants. En particulier, il est souvent possible de faire passer 2 voies de parole sur une seule voie à 64 Kbit/s.

[g] Le premier intérêt est d'avoir une liaison numérique et la possibilité de pouvoir véhiculer jusqu'à 128 Kbit/s. Le second est d'avoir un canal de signalisation qui permet éventuellement de prendre en charge des données utilisateur sous forme paquet à des débits peu élevés.

[h] Non, les techniques de multiplexage ne sont pas comparables puisque les flots des modems ADSL ne sont pas multiplexés : ils empruntent les fils métalliques du téléphone qui permettent à chaque utilisateur d'avoir sa propre voie de communication avec l'opérateur. Avec un modem câble, les voies utilisateur sont multiplexées sur un câble commun qui remonte jusqu'à la source. Aucune des deux technologies ne ressemble à la technologie du RNIS bande étroite qui travaille avec un multiplexage temporel. Le modem câble introduit un multiplexage en fréquence. Le modem ADSL effectue aussi un multiplexage en fréquence avec la parole téléphonique classique.

[i] Le modem câble permet de connecter un PC à un ISP. Pour cela le PC utilise une bande dans le câble qui le relie directement à l'ISP.

[j] Le modem qui transporte la parole téléphonique chez les câblo-opérateurs est du même type que pour les données mais il utilise une voie de capacité bien inférieure dont la largeur de bande permet de transporter la parole numérisée par un codec (souvent 32 ou 16 Kbit/s).

[k] La télévision n'utilise pas en général l'équivalent d'un modem câble, Elle est émise en analogique et en diffusion sur le câble. Si la télévision est numérique, elle utilise également un canal en diffusion et la réception s'effectue en numérique au lieu de s'effectuer en analogique. Dans ce cas, le téléviseur doit posséder un équipement qui peut s'apparenter à un modem câble.

[l] La technologie des câblo-opérateurs est excellente pour la diffusion d'information ; en revanche, elle peut poser des problèmes pour les canaux individuels si le nombre de canaux devient très grand. La technologie des modems ADSL est au contraire très bonne pour les canaux individuels mais très coûteuse pour les applications ayant une diffusion massive.

Chapitre 7 - Exercice 4 (voir énoncé page 149 du livre)

[a] Pour atteindre de très hautes vitesses, il faut que l'émetteur et le récepteur soient bien synchronisés, c'est la raison pour laquelle SONET qui maintient sans arrêt cette synchronisation est une bonne solution pour les hauts débits.

[b] La capacité de transmission est d'une trame de 810 octets toutes les 125 μ s, ce qui donne :
 $810 \times 8 \times 8000 = 51,84 \text{ Mbit/s}$.

[c] L'utilisateur possède 783 octets de disponible toutes les 125 μ s, c'est-à-dire :
 $783 \times 8 \times 8000 = 50,112 \text{ Mbit/s}$.

[d] Cela fait 1 octet toutes les 125 μ s par utilisateur, ce qui correspond à une voie téléphonique sans compression. Il peut donc y avoir 783 voies téléphoniques en parallèle.

[e] Il y a la possibilité de mettre $783/53 = 14$ cellules, donc $14 \times 48 = 672$ octets utiles sur les 810 octets, ce qui donne un débit utile de $672 \times 8 \times 8000 = 43 \text{ Mbit/s}$.

[f] Oui il y a un multiplexage statistique puisque les clients peuvent utiliser les cellules ATM quand ils en ont besoin.

[g] L'OC-192 et l'OC-768 correspondent à des multiples de 51,84 Mbit/s, c'est-à-dire $192 \times 51,84 = 9,953 \text{ Gbit/s}$, que l'on appelle le 10 Gbit/s, et le 40 Gbit/s.
Le nombre d'octets disponibles dans une trame OC-192 est de $783 \times 192 = 150\,336$ et donc 601 344 lignes téléphoniques sans compression dans un OC-768.

[h] Dans une trame OC-768, il y a 601 344 octets, c'est-à-dire 3 006 paquets IP toutes les 125 μ s, c'est à dire 2, 405 millions de paquets par secondes et s'il y a 4 liaisons à gérer, cela fait un total de près de 10 millions de paquets IP par secondes.

Chapitre 8 - Exercice 1 (voir énoncé page 171 du livre)

[a] Pour déterminer la taille minimale de la fenêtre pour que l'émetteur ne soit jamais bloqué, il faut connaître le temps mis pour obtenir l'accusé de réception. Cette valeur n'étant pas précisée dans l'exercice, prenons une valeur de référence $T = 100 \text{ ms}$ correspondant au temps maximal pour aller de l'émetteur au récepteur. Le temps maximal pour avoir un acquittement étant de $2 \times T$, il faut donc pouvoir envoyer un nombre de paquets suffisant pour remplir ce temps. Comme pour envoyer un paquet de 2 000 bits il faut 1 ms, le nombre de paquets doit être d'au moins $2T/1\text{ms} = 200$ dans notre exemple.

[b] Dans le cas d'une procédure LAP-B avec une reprise REJ, il suffit d'avoir la même fenêtre que dans la question précédente. En effet, les trames étant toutes retransmises à partir de la trame erronée, il n'y a pas à avoir une anticipation plus grande.

[c] S'il n'y a, au maximum, qu'une seule trame en erreur, il faut pouvoir envoyer autant de trames que 2 fois l'aller retour. En effet, pendant que la trame est retransmise, ce qui représente un aller retour de plus, il faut pouvoir continuer à émettre de nouvelles trames. Dans ce cas, cela donne 400 trames dans notre exemple. Pour retransmettre n fois la même trame si celle-ci est erronée les n fois, il faut une fenêtre de $n+1$ fois 200 trames dans notre exemple. De plus, si n trames sont erronées de suite, il faut approximativement $n+1$ fois 200 trames (approximativement parce qu'il faut décompter les temps de retransmission des trames erronées).

[d] Conformément à ce que nous avons indiqué dans les deux questions précédentes, si on utilise la procédure REJ, il suffit de travailler avec la fenêtre de base puisque à partir du moment où il y a une erreur, il y a retransmission de toutes les trames. Avec la procédure SREJ et 3 trames en erreur, il faut une fenêtre de 800.

[e] La trame RNR peut servir de contrôle de flux. En effet, elle permet d'arrêter le flot des paquets.

[f] Une trame est composée de 2 000 bits. Si $(1 - \theta)$ est la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur un bit, la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur 2 000 bits est de $(1 - \theta)^{2000} = \chi = 0,9802$ et donc la probabilité qu'il y ait au moins une erreur dans un paquet de 2 000 bits est de : $1 - \chi = 0,0198$.

[g] Si la trame passe par 5 liaisons successivement, la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur est $\chi^5 = \delta = 0,905$ et donc la probabilité qu'il y ait au moins une erreur vaut $1 - \delta = 0,095$.

[h] Comme dans le relais de trames il n'y a pas de reprise intermédiaire, la probabilité qu'il y ait une erreur de bout en bout est d'approximativement 10 %, donc un paquet sur 10. Dans cet exemple, il serait beaucoup plus prudent de choisir une procédure de reprise par liaison que de bout en bout. Le relais de trames est donc à déconseiller dans notre exemple où le taux d'erreur est fort.

[i] Il n'y a pas de différence fondamentale du point de vue fonctionnement entre une procédure LAP-B et PPP. Ici, on utilise la procédure PPP parce que le paquet à transporter est de type IP.

[j] La trame Ethernet peut effectivement remplacer la trame LAP-B. Suivant le protocole de niveau liaison au-dessus du protocole Ethernet, il y a ou non une détection et une reprise sur erreur. De façon plus précise, le protocole LLC1 ne possède pas de reprise sur erreur tandis que le protocole LLC2 possède cette possibilité. Dans le cas le plus classique, il n'y a pas de reprise sur erreur (cas des réseaux Ethernet). Si le taux d'erreur est fort, il est donc concevable d'encapsuler les données à transporter, avant de les intégrer dans la trame Ethernet, dans une trame spécifique pour détecter et effectuer une reprise sur erreur.

[k] Non, il n'y a aucune reprise sur erreur sur les liaisons ATM.

[l] Les trois bits permettent de numérotter les cellules d'une façon cyclique. Si une cellule n+2 est reçue après une cellule n, ceci indique que la cellule n+1 a été perdue. Bien évidemment, cette solution ne permet absolument pas d'effectuer des retransmissions puisque le nombre de cellules numérotées n+1 peut-être très grand.

[m] On n'a choisi que 3 bits car une numérotation modulo 8 est suffisante. En effet, la numérotation s'exerce par circuit virtuel et non pas sur l'ensemble des circuits virtuels.

[n] L'application de téléphonie donne un bon exemple d'utilisation de cette solution. En effet, lorsqu'une cellule ATM est perdue, cela signifie que 6 ms de parole sont manquantes. On peut dans ce cas, remplacer ces 6 ms par un signal recomposé à partir du dernier octet reçu avant la cellule perdue et du premier octet de la cellule suivante.

Chapitre 8 - Exercice 2 (voir énoncé page 172 du livre)

[a] Une trame HDLC est composée de $128 \times 8 = 1024$ bits. Si $(1 - \theta)$ est la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur un bit, la probabilité qu'il n'y ait pas d'erreur sur 1 024 bits est de $(1 - \theta)^{1024} = \chi = 0,903$ et donc la probabilité qu'il y ait au moins une erreur dans un paquet de 1 024 bits est de : $1 - \chi = 0,097$. La probabilité qu'il y ait deux trames en erreur se calcule par $0,097^2 = 0,009$.

[b] La probabilité qu'il y ait deux erreurs de suite étant moyenne (une trame sur cent), il peut être intéressant d'utiliser la procédure SREJ. Pour le savoir vraiment, il faudrait connaître l'anticipation de la procédure. Si l'anticipation est petite, la procédure SREJ est bonne. En revanche, si l'anticipation est importante, la probabilité qu'il y ait plus d'une trame en erreur pendant un temps aller retour devient grande et la procédure SREJ peut devenir moins intéressante.

[c] Pour que la procédure soit transparente, il faut que quelle que soit la suite entre les deux drapeaux, il n'y ait pas la possibilité de retrouver une structure ressemblant au drapeau. Pour cela, il suffit par exemple d'insérer un zéro après le 6^e bit d'une séquence qui ressemble au drapeau. Le récepteur, après une séquence 010101, s'il trouve un zéro derrière, il doit l'enlever sinon c'est un drapeau.

[d-1] Dans la figure 8-19, la première trame est une trame de demande d'ouverture SABM qui réclame une réponse du récepteur de type UA en mettant le bit P/F à F pour indiquer la réponse. Ensuite l'émetteur envoie une trame de numéro 0. La seconde trame à découvrir est de type RR indiquant que la prochaine trame attendue possède le numéro 1 et ceci avec le bit F positionné pour indiquer que c'est une réponse.

[d-2] Dans la figure 8-20, la trame qui part de A possède le numéro 7 et attend la trame numérotée 2. Donc, la trame qui part de B possède le numéro 2 et acquitte la trame 7 en portant la valeur 0 pour indiquer que la prochaine trame attendue doit posséder le numéro 0.

[d-3] Dans la figure 8-21, la trame REJ est envoyée de B vers A pour indiquer que la trame 2 était erronée et qu'il fallait la retransmettre ainsi que toutes les trames suivantes. Le bit F est positionné puisque l'émetteur réclamait une réponse avec son bit P. Les trames partant de A, avec un point d'interrogation, sont donc les trames numérotées 2 et 3 et attendant toujours la trame 0.

[e] Effectivement, le contrôle de flux se place à la fois à la couche 3 et à la couche 2 mais pas exactement sur les mêmes entités. Les flots de paquets sur les circuits virtuels sont contrôlés par le niveau paquet de X.25. Le niveau HDLC contrôle lui les trames entre deux nœuds, c'est-à-dire toutes les trames de tous les circuits virtuels qui passent entre deux nœuds. Ces deux contrôles ne sont donc pas du tout identiques.

[f] Dans le modèle ISO, les paquets sont encapsulés dans les trames.

Chapitre 8 - Exercice 3 (*voir énoncé page 173 du livre*)

[a] Le débit maximal de ce réseau est de 10 Mbit/s.

[b] Le débit maximal théorique est de 4×10 Mbit/s, c'est-à-dire 40 Mbit/s, si les émetteurs ne transmettent que sur leur propre brin. Comme 20% des stations émettent en diffusion et en notant λ le débit de chaque émetteur, il y a 8λ qui diffusent. Comme il y a également 8λ en local, sur chaque Ethernet, il y a la moitié en trafic local et la moitié en trafic général. Donc, il y a 5 Mbit/s qui restent en local et 5 Mbit/s qui sont diffusés sur le réseau. Le trafic total est donc de $5 \times 4 + 5 = 25$ Mbit/s.

[c] Le débit total des clients vers leur commutateur est de 10×10 Mbit/s, c'est-à-dire 100 Mbit/s. Donc, théoriquement le réseau peut accepter de transporter 400 Mbit/s si les commutateurs sont suffisamment puissants et si les liaisons sont également capables de prendre en charge l'ensemble du débit qui va d'un commutateur à un autre.